5-8-01 04CO #2

501.39942X00

IN THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

Applicant(s): M. NISHIOKA, ET AL .

Serial No.: 09 / 828,213

Filed: APRIL 9, 2001

Title: "PUBLIC KEY ENCRYPTION METHOD AND COMMUNICATION SYSTEM USING PUBLIC KEY CRYPTOSYSTEM".

LETTER CLAIMING RIGHT OF PRIORITY

Honorable Commissioner of
Patents and Trademarks
Washington, D.C. 20231

MAY 9, 2001

Sir:

Under the provisions of 35 USC 119 and 37 CFR 1.55, the applicant(s) hereby claim(s) the right of priority based on:

Japanese Patent Application No. 2000 - 208237
Filed: JULY 5, 2000

A certified copy of said Japanese Patent Application is attached.

Respectfully submitted,

ANTONELLI, TERRY, STOUT & KRAUS, LLP

Carl I. Brundidge
Registration No. 29,621

CIB/rp
Attachment

340001039US1
501.39942X00

日 本 国 特 許 庁
PATENT OFFICE
JAPANESE GOVERNMENT

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office.

出 願 年 月 日
Date of Application: ２０００年 ７月 ５日

出 願 番 号
Application Number: 特願２０００－２０８２３７

出 願 人
Applicant (s): 株式会社日立製作所

２００１年 ４月１３日

特 許 庁 長 官
Commissioner,
Patent Office 及 川 耕 造

出証番号 出証特２００１－３０２９９６１

【書類名】　特許願
【整理番号】　K00010391
【提出日】　平成12年 7月 5日
【あて先】　特許庁長官殿
【国際特許分類】　G09C 1/00
【請求項の数】　47
【発明者】
【住所又は居所】　神奈川県川崎市麻生区王禅寺１０９９番地　株式会社日立製作所　システム開発研究所内
【氏名】　西岡　玄次
【発明者】
【住所又は居所】　神奈川県川崎市麻生区王禅寺１０９９番地　株式会社日立製作所　システム開発研究所内
【氏名】　佐藤　尚宜
【発明者】
【住所又は居所】　神奈川県川崎市麻生区王禅寺１０９９番地　株式会社日立製作所　システム開発研究所内
【氏名】　梅木　久志
【発明者】
【住所又は居所】　神奈川県川崎市麻生区王禅寺１０９９番地　株式会社日立製作所　システム開発研究所内
【氏名】　瀬戸　洋一
【特許出願人】
【識別番号】　000005108
【氏名又は名称】　株式会社日立製作所
【代理人】
【識別番号】　100075096
【弁理士】
【氏名又は名称】　作田　康夫

【手数料の表示】

【予納台帳番号】　013088

【納付金額】　21,000円

【提出物件の目録】

【物件名】　明細書　1

【物件名】　図面　1

【物件名】　要約書　1

【プルーフの要否】　要

【書類名】　明細書

【発明の名称】　公開鍵暗号方法および公開鍵暗号を用いた通信システム

【特許請求の範囲】

【請求項１】

送信者側装置が，受信者の公開鍵を用いて送信データを暗号化する公開鍵暗号を用いた通信方法であって，

鍵生成のステップとして，

【数１】

- p, q：素数，　$p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$，　$\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

なる秘密鍵(p,q,β)を作成し，さらに，

【数２】

- $n = p^d q$　　($d > 1$ は奇数)
- k：pq のビット長
- $\alpha \in \mathbb{Z}$

なる公開鍵(n,k,α)を作成し，

(1)送信者側装置は，暗号化ステップとして，平文m($0<m<2^{k-2}$)に対して，

【数３】

$$C = m^{2n\alpha} \bmod n$$

を計算し，さらにJacobi記号a=(m/n)を計算し，(C,a)を暗号文として前記受信者側装置に送信し，

(2)前記受信者側装置は，復号化ステップとして，受信者の秘密鍵(p,q,β)を用いて，暗号文(C,a)から，

【数４】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta p^{-d}}{4}} \bmod q$$

を計算し，$\phi(m_{1,p}, m_{1,q})$, $\phi(-m_{1,p}, m_{1,q})$, $\phi(m_{1,p}, -m_{1,q})$,

出証特２００１－３０２９９６１

$\phi(-m_{1,p}, -m_{1,q})$のうち，(x/n)=aかつ$0<x<2^{k-2}$を満たすものを平文mとする(但し，ϕは中国人の剰余定理によるZ/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。)，

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項２】

請求項1において，前記公開情報(n,k,α)は，前記受信者側装置が生成し，公開するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項３】

請求項1または請求項2において，$\alpha=\beta=1$の場合については，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除する

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項４】

送信者側装置は，受信者の公開鍵を用いて送信データを暗号化する公開鍵暗号を用いた通信システムであって，

【数５】

- p, q : 素数, $p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$, $\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

なる秘密鍵(p,q,β)と，

【数６】

- $n = p^d q$　　($d > 1$ は奇数)
- k : pq のビット長
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- $a \in \{-1, 1\}$

なる公開鍵(n,k,α,a)(但し，kはpqのビット長)とを作成する鍵生成装置と，

(1)a=(m/n)なる平文m($0<m<2^{k-2}$)に対して(但し，a=(m/n)はJacobi記号を表す)，

【数７】

$$C = m^{2n\alpha} \bmod n$$

を計算する装置と，

Cを暗号文として受信者側装置に送信する通信装置と

を備える送信者側装置と，

(2)受信者の秘密鍵(p,q,β)を用いて，暗号文Cから，

【数８】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta q^{-1}}{4}} \bmod p,$$

$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta p^{-d}}{4}} \bmod q$$

を計算する装置と，

$\phi(m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(m_{1,p},-m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},-m_{1,q})$のうち，(x/n)=aかつ$0<x<2^{k-2}$を満たすものを平文m(但し，φは中国人の剰余定理によるZ/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。)を求める装置とを備える受信者側装置と

からなる，公開鍵暗号を用いた通信システム。

【請求項５】

請求項4において，

前記受信者側装置は，前記公開情報(n,k,α,a)を生成する装置を備える公開鍵暗号を用いた通信システム。

【請求項６】

請求項4または請求項5において，α＝β＝1の場合については，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除する装置を備える公開鍵暗号を用いた通信システム。

【請求項７】

請求項1ないし請求項3のいずれかにおいて，

秘密鍵p,qは，素数p',q' から p=2p'+1，q=2q'+1 により作成するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項８】

請求項1ないし請求項3または請求項7のいずれかにおいて，

送信者が受信者に対し送信したいメッセージ文に対して，正しく復号されたか

を確認するための検査情報を含むように平文mを作成するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項９】

請求項1ないし請求項3または請求項7または請求項8のいずれかにおいて，

送信者が受信者に対し送信したいメッセージ文に対して，予め定められた冗長性を持たせた内容を平文mとし，該請求項1または請求項4に記載の方法により暗号化するステップを備え，

受信者側装置は，該請求項1または請求項4に記載の方法により平文mを復号化し，予め定められた冗長性を確認するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項１０】

請求項1ないし請求項3または請求項7または請求項8のいずれかにおいて，

送信者が受信者に対し送信したいメッセージ文に対して，予め定められた意味のあるメッセージを加えた内容を平文mとし，該請求項1または請求項4に記載の方法により暗号化するステップを備え，

受信者側装置は，該請求項1または請求項4に記載の方法により平文mを復号化し，予め定められた意味のあるメッセージの内容を確認するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項１１】

請求項1ないし請求項3または請求項7ないし請求項10のいずれかにおいて，

d（d>1)の値を可変とする

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項１２】

送信者側装置は，受信者の公開鍵を用いて暗号通信を行なうための鍵共有方法であって，

鍵生成のステップとして，

【数９】

- p, q：素数，　$p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$,　$\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

なる秘密鍵(p,q,β)を作成し，さらに，

【数１０】

- $n=p^dq$　　($d>1$ は奇数)
- k：pq のビット長
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- f：一方向性関数

なる公開鍵(n,k,α)を作成し(但し，kはpqのビット長)，

(1)送信者側装置は，共有鍵K=f(m)を受信者側装置と共有することを目的として，送信データm($0<m<2^{k-2}$)に対して，

【数１１】

$$C=m^{2n\alpha} \bmod n$$

を計算し，さらにJacobi記号a=(m/n)，及び，共有鍵KをK=f(m)にて計算し，(C,a)を暗号文として前記受信者側装置に送信し，

また，送信者側装置は，共有鍵K=f(m)を計算し，

(2)前記受信者側装置は，受信者の秘密鍵(p,q,β)を用いて，暗号文(C,a)から，

【数１２】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta p^{-d}}{4}} \bmod q$$

を計算し，$\phi(m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(m_{1,p},-m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},-m_{1,q})$のうち，(x/n)=aかつ$0<x<2^{k-2}$を満たすものを送信データmとして計算し(但し，ϕは中国人の剰余定理によるZ/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。)，さらに，公開情報fを用いて共有鍵KをK=f(m)により計算する

鍵共有方法。

【請求項１３】

請求項12において，前記公開情報(n,k,α)は，前記受信者側装置が生成し，公開するステップを備える

鍵共有方法。

【請求項１４】

請求項12または請求項13において，$\alpha=\beta=1$の場合については，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除する

鍵共有方法。

【請求項１５】

送信者側装置は，受信者の公開鍵を用いて暗号通信を行なうための鍵共有方法であって，

鍵生成のステップとして，

【数１３】

- p, q：素数、 $p\equiv 3 \pmod 4$, $q\equiv 3 \pmod 4$
- $\beta\in\mathbb{Z}$, $\alpha\beta\equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1,q-1)}$

なる秘密鍵(p,q,β)を作成し，さらに，

【数１４】

- $n=p^d q$ $\quad (d>1$ は奇数)
- k：pq のビット長
- $\alpha\in\mathbb{Z}$
- $a\in\{-1,1\}$
- f：一方向性関数

なる公開鍵(n,k,α,a)を作成し(但し，kはpqのビット長)，

(1)送信者側装置は，共有鍵K=f(m)を受信者側装置と共有することを目的として，a=(m/n)なる送信データm($0<m<2^{k-2}$)に対して(但し，a=(m/n)はJacobi記号を表す)，

【数１５】

$$C=m^{2n\alpha} \bmod n$$

を計算し，さらに共有鍵KをK=f(m)にて計算し，Cを暗号文として前記受信者側装置に送信し，

また，送信者側装置は，共有鍵K=f(m)を計算し，

(2)前記受信者側装置は，受信者の秘密鍵(p,q,β)を用いて，暗号文Cから，

【数１６】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)/4}{q}-1} \bmod p,$$

$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)/4}{p}-d} \bmod q$$

を計算し，$\phi(m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(m_{1,p},-m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},-m_{1,q})$のうち，(x/n)=aかつ$0<x<2^{k-2}$を満たすものを送信データmとして計算し(但し，ϕは中国人の剰余定理によるZ/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。)，さらに，公開情報ｆを用いて共有鍵KをK=f(m)により計算する

鍵共有方法。

【請求項１６】

請求項15において，前記公開情報(n,k,α,a)は，前記受信者側装置が生成し，公開するステップを備える

鍵共有方法。

【請求項１７】

請求項15または請求項16において，$\alpha=\beta=1$の場合については，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除する

鍵共有方法。

【請求項１８】

請求項12ないし請求項17のいずれかにおいて，

秘密鍵p,qは，素数p',q' から p=2p'+1，q=2q'+1 により作成するステップを備える

鍵共有方法。

【請求項１９】

請求項12ないし請求項18のいずれかにおいて，

ｄ(ｄ>1)の値を可変とする

鍵共有方法。

【請求項２０】

請求項1または請求項4において，

単数または複数のハッシュ関数が公開されており，送信者側装置は，平文およ

び乱数情報を作成するステップを備え，

また，該平文および該乱数情報に対して，排他的論理和およびデータの連接による演算を行うステップを備え，

また，該演算により得られた結果を該ハッシュ関数に入力し，その結果を計算するステップを備え，

また，該平文および該乱数情報と該ランダム関数への入力結果に対して排他的論理和およびデータの連接による演算を行うステップを備え，

また，該演算を行った結果を，請求項1または請求項4における平文mの箇所，または，乱数rの箇所に置き換え，請求項1または請求項4における公開鍵暗号化方法の手順により暗号化する

公開鍵暗号における暗号化方法。

【請求項２１】

請求項20に記載の方法により暗号化した暗号文を復号化する方法において，

請求項1または請求項4に記載の復号化ステップを備え，

請求項20において行われた排他的論理和およびデータの連接による演算結果から平文mを戻すステップを備え，また，該(排他的論理和およびデータの連接による)演算の手順の正当性を確かめるステップを備え，

復号化結果を出力するステップを備える

公開鍵暗号における復号化方法。

【請求項２２】

送信者側装置は，受信者の公開鍵を用いて送信データを暗号化する公開鍵暗号を用いた通信方法であって，

鍵生成のステップとして，

【数１７】

- p, q : 素数, $p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$, $\alpha 3 \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

なる秘密鍵(p,q,β)を作成し，さらに，

【数１８】

- $n = p^d q$　　($d > 1$ は奇数)
- k, k_0, k_1 : k は pq のビット長，k_0, k_1 は $k > k_0 - k_1 - 2$ なる正整数
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- $C : \{0,1\}^{k_0} \rightarrow \{0,1\}^{k-k_0-2}$
- $H : \{0,1\}^{k-k_0-2} \rightarrow \{0,1\}^{k_0}$

なる公開鍵(n,k,k_0,k_1,α,G,H)を作成し，

(1)送信者側装置は，平文m(m∈{0,1}^{l}，l=k-k_0-k_1-2)，および，乱数 r(r∈{0,1}^{k0})に対して，

【数１９】

$$x = (m0^{k_1} \oplus G(r)) \| (r \oplus H(m0^{k_1} \oplus G(r)))$$

を計算し，さらに，

【数２０】

$$C = x^{2n\alpha} \bmod n$$

を計算し，さらにJacobi記号a=(x/n)を計算し，(C,a)を暗号文として前記受信者側装置に送信し，

(2)前記受信者側装置は，受信者の秘密鍵(p,q,β)を用いて，暗号文(C,a)から，

【数２１】

$$x_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$x_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta p^{-d}}{4}} \bmod q$$

を計算し，$\phi(x_{1,p}, x_{1,q})$，$\phi(-x_{1,p}, x_{1,q})$，$\phi(x_{1,p}, -x_{1,q})$，$\phi(-x_{1,p}, -x_{1,q})$のうち，(y/n)=aかつ0<y<2^{k-2}を満たすyを計算し(但し，φは中国人の剰余定理による

Z/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。)，

さらに，

【数２２】

$$y = s||t \quad (s \in \{0,1\}^{k-k_0-2},\ t \in \{0,1\}^{k_0})$$

とするとき，

【数２３】

$$z = G(H(s) \oplus t) \oplus s,$$

を計算し，

【数２４】

$$m = \begin{cases} [z]^l & \text{if } [z]_{k_1} = 0^{k_1} \\ \text{“reject”} & \text{otherwise} \end{cases}$$

により，平文mの復号化を行う(但し，[a]k,[a]k は各々aの上位および下位kビットを表す。)，

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項２３】

請求項22において，前記公開情報(n,k,k_0,k_1,α,G,H)は，前記受信者側装置が生成し，公開するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項２４】

請求項22または請求項23において，α＝β＝1の場合については，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除する

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項２５】

送信者側装置は，受信者の公開鍵を用いて送信データを暗号化する公開鍵暗号を用いた通信方法であって，

鍵生成のステップとして，

【数２５】

- p, q：素数，　$p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$，　$\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

なる秘密鍵(p,q,β)を作成し，さらに，

【数２６】

- $n = p^d q$　　($d > 1$ は奇数)
- $k, k_0, k_1 \in \mathbb{Z}$：$k$ は pq のビット長，k_0, k_1 は $k > k_0 - k_1 - 2$ なる正整数
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- $a \in \{-1, 1\}$
- $G : \{0,1\}^{k_0} \to \{0,1\}^{k-k_0-2}$
- $H : \{0,1\}^{k-k_0-2} \to \{0,1\}^{k_0}$

なる公開鍵(n,k,k_0,k_1,α,a,G,H)を作成し，

(1)送信者側装置は，平文m(m$\in\{0,1\}^{l}$，l=k-k_0-k_1-2)，および，乱数 r(r$\in\{0,1\}^{k0}$)に対して，a=(x/n)となるような(但し，a=(m/n)はJacobi記号を表す)

【数２７】

$$x = (m0^{k_1} \oplus G(r)) \| (r \oplus H(m0^{k_1} \oplus G(r)))$$

を計算し，さらに，

【数２８】

$$C = x^{2n\alpha} \bmod n$$

を計算し，Cを暗号文として前記受信者側装置に送信し，

(2)前記受信者側装置は，受信者の秘密鍵(p,q,β)を用いて，暗号文Cから，

【数２９】

$$x_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$x_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta p^{-d}}{4}} \bmod q$$

を計算し，$\phi(x_{1,p}, x_{1,q})$，$\phi(-x_{1,p}, x_{1,q})$，$\phi(x_{1,p}, -x_{1,q})$，
$\phi(-x_{1,p}, -x_{1,q})$のうち，(y/n)=aかつ$0<y<2^{k-2}$を満たすyを計算し(但し，ϕは中国人の剰余定理による

Z/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。),

さらに,

【数３０】

$$y = s||t \quad (s \in \{0,1\}^{k-k_0-2},\ t \in \{0,1\}^{k_0})$$

とするとき,

【数３１】

$$z = G(H(s) \oplus t) \oplus s,$$

を計算し,

【数３２】

$$m = \begin{cases} [z]^l & \text{if } [z]_{k_1} = 0^{k_1} \\ \text{"reject"} & \text{otherwise} \end{cases}$$

により，平文mの復号化を行う(但し，$[a]^k$, $[a]_k$ は各々aの上位および下位kビットを表す。),

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項２６】

請求項25において，前記公開情報(n,k,k_0,k_1,α,a,G,H)は，前記受信者側装置が生成し，公開するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項２７】

送信者側装置は，受信者の公開鍵を用いて送信データを暗号化する公開鍵暗号を用いた通信方法であって,

鍵生成のステップとして,

【数３３】

- p, q : 素数, $p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$, $\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

なる秘密鍵(p,q,β)を作成し，さらに,

【数３４】

- $n = p^d q$　　($d > 1$ は奇数)
- $k, k_0, k_1 \in \mathbb{Z}$: k は pq のビット長，k_0, k_1 は $k > k_0 - k_1 - 2$ なる正整数
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- $G : \{0,1\}^{k_0} \rightarrow \{0,1\}^{k-k_0-2}$
- $H : \{0,1\}^{k-k_0-2} \rightarrow \{0,1\}^{k_0}$

なる公開鍵(n,k,k_0,k_1,α,G,H)を作成し，

(1)送信者側装置は，平文m(m∈{0,1}^{l}，l=k-k_0-k_1-2)，および，乱数 r(r∈{0,1}^{k0})に対して，

【数３５】

$$x = (m0^{k_1} \oplus G(r)) || (r \oplus H(m0^{k_1} \oplus G(r)))$$

を計算し，さらに，

【数３６】

$$C = x^{2n\alpha} \bmod n$$

を計算し，Cを暗号文として前記受信者側装置に送信し，

(2)前記受信者側装置は，受信者の秘密鍵(p,q,β)を用いて，暗号文Cから，

【数３７】

$$x_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$x_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta p^{-d}}{4}} \bmod q$$

を計算し，各$y_1 = \phi(x_{1,p}, x_{1,q})$，$y_2 = \phi(-x_{1,p}, x_{1,q})$，
$y_3 = \phi(x_{1,p}, -x_{1,q})$，$y_4 = \phi(-x_{1,p}, -x_{1,q})$に対して(但し，φは中国人の剰余定理によるZ/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。)，

【数３８】

$$y_i = s_i || t_i \quad (s_i \in \{0,1\}^{k-k_0-2},\ t_i \in \{0,1\}^{k_0},\ 1 \le i \le 4)$$

とするとき，

【数３９】

$$z_i = G(H(s_i) \oplus t_i) \oplus s_i \quad (1 \leq i \leq 4),$$

を計算し，

【数４０】

$$m = \begin{cases} [z_i]^l & \text{if } [z_i]_{k_1} = 0^{k_1} \\ \text{“reject”} & \text{otherwise} \end{cases}$$

により，平文mの復号化を行う(但し，$[a]^k$, $[a]_k$ は各々aの上位および下位kビットを表す。)，

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項２８】

請求項27において，前記公開情報(n,k,k_0,k_1,α,G,H)は，前記受信者側装置が生成し，公開するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項２９】

請求項22ないし請求項28のいずれかにおいて，

$\alpha = \beta = 1$の場合については，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除する

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項３０】

請求項22ないし請求項29のいずれかにおいて，

秘密鍵p,qは，素数p',q' から p=2p'+1，q=2q'+1 により作成するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項３１】

請求項22ないし請求項30のいずれかにおいて，

d(d>1)の値を可変とする

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項３２】

請求項1ないし請求項19のいずれかにおいて，

2つの異なる装置において，暗号文Cを計算する方法であって，

装置1は，平文 $m(0<m<2^{k-2})$ に対して，

【数４１】

$$C_1 = m^{2\alpha} \bmod n$$

を計算した後，C_1 を装置2に出力し，装置2は，

【数４２】

$$C = C_1^{n} \bmod n$$

を計算することにより，暗号文Cを計算する

暗号化方法。

【請求項３３】

請求項22ないし請求項31のいずれかにおいて，

2つの異なる装置において，暗号文Cを計算する方法であって，

装置1は，平文$m(m\in\{0,1\}^{l}$，$l=k-k_0-k_1-2)$，および，乱数 $r(r\in\{0,1\}^{k0})$ に対して，

【数４３】

$$x = (m0^{k_1} \oplus G(r))||(r \oplus H(m0^{k_1} \oplus G(r)))$$

を計算し，さらに，

【数４４】

$$C_1 = x^{2\alpha} \bmod n$$

を計算した後，C_1 を装置2に出力し，装置2は，

【数４５】

$$C = C_1^{n} \bmod n$$

を計算することにより，暗号文Cを計算する

暗号化方法。

【請求項３４】

送信者側装置は，受信者の公開鍵を用いて送信データを暗号化する公開鍵暗号を用いた通信方法であって，

鍵生成のステップとして，

【数４６】

- p_i：素数 $(p_i \equiv 3 \pmod 4,\ 1 \leq i \leq h)$
- $\beta \in \mathbb{Z},\quad \alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

なる秘密鍵$(p_i, \beta)$$(1 \leqq i \leqq h)$を作成し，さらに，

【数４７】

- $n = \prod_{i=1}^{h} p_i$
- $k, k_0, k_1 \in \mathbb{Z}$：$k$は$n$のビット長，$k_0, k_1$は$k > k_0 - k_1 - 2$なる正整数
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- $G : \{0,1\}^{k_0} \rightarrow \{0,1\}^{k-k_0}$
- $H : \{0,1\}^{k-k_0} \rightarrow \{0,1\}^{k_0}$

なる公開鍵$(n, k, k_0, k_1, \alpha, G, H)$を作成し，

(1)送信者側装置は，平文m($m \in \{0,1\}^{l}$，$l = k - k_0 - k_1$)，および，乱数 r($r \in \{0,1\}^{k_0}$)に対して，

【数４８】

$$x = (m0^{k_1} \oplus G(r)) \| (r \oplus H(m0^{k_1} \oplus G(r)))$$

を計算し，さらに，

【数４９】

$$C = x^{2\alpha} \bmod n$$

を計算し，C を暗号文として前記受信者側装置に送信し，

(2)前記受信者側装置は，受信者の秘密鍵$(p_i, \beta)$$(1 \leqq i \leqq h)$を用いて，暗号文 C から，

【数５０】

$$x_i = C^{\frac{(p_i+1)s}{4}} \bmod p_i$$

を計算し，2^h 個の

$\{\phi(e_1x_1, e_2x_2, \ldots, e_hx_h) \mid e_1, \ldots, e_h \in \{-1,1\}\}$ について，

【数５１】

$$y_i = s_i || t_i \quad (s_i \in \{0,1\}^{k-k_0},\ t_i \in \{0,1\}^{k_0},\ 1 \le i \le 2^h)$$

とするとき，

【数５２】

$$z_i = G(H(s_i) \oplus t_i) \oplus s_i \quad (1 \le i \le 2^h)$$

を計算し，

【数５３】

$$m = \begin{cases} [z_i]^l & \text{if } [z_i]_{k_1} = 0^{k_1} \\ \text{“reject”} & \text{otherwise} \end{cases}$$

により，平文mの復号化を行う(但し，ϕ は中国人の剰余定理による$Z/(p_1)\times Z/(p_2)\times\ldots\times Z/(p_h)$ から $Z/(n)$ への環同型写像を表す。また，$[a]^k$, $[a]_k$ は各々aの上位および下位kビットを表す。)，

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項３５】

請求項34において，前記公開情報(n,k,k_0,k_1,α,G,H)は，前記受信者側装置が生成し，公開するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項３６】

請求項34ないし請求項35のいずれかにおいて，

$\alpha=\beta=1$の場合については，α，β の各々を公開鍵，秘密鍵から削除するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項３７】

請求項34ないし請求項36のいずれかにおいて，

平文m または x の識別情報を暗号文と共に送信する，または，公開された識別情報から，平文m または x を作成するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項３８】

請求項37において，暗号文と共に送信された識別情報，または，公開化された識別情報を利用して，暗号文から該平文m または該 x を復号化するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項３９】

請求項1ないし請求項21のいずれかにおいて，

暗号文Ｃを，

【数５４】

$$C = m^{2\alpha} \bmod n$$

にて作成し，$m_{1,p}$ および $m_{1,q}$ は，

【数５５】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta}{4}} \bmod p,$$
$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta}{4}} \bmod q$$

にて作成するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項４０】

請求項22ないし請求項31のいずれかにおいて，

暗号文Ｃを，

【数５６】

$$C = x^{2\alpha} \bmod n$$

にて作成し，$m_{1,p}$ および $m_{1,q}$ は，

【数５７】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta}{4}} \bmod p,$$
$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta}{4}} \bmod q$$

にて作成するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信方法。

【請求項４１】

請求項1ないし3いずれかに記載の，

鍵生成ステップと，暗号化ステップと，復号化ステップのいずれかを計算機に実行させるプログラムと，

当該プログラムを具現化する媒体とからなるプログラム製品。

【請求項４２】

送信者側装置と受信者側装置とからなり，前記送信者側装置が，受信者の公開鍵を用いて送信データを暗号化する公開鍵暗号を用いた通信システムであって，

前記受信者側装置は，当該受信者側装置が備える演算装置を用いて，

請求項１記載の鍵生成のステップを実行し，前記秘密鍵(p,q,β)と前記公開鍵(n,k,α)を作成し，

前記送信者側装置は，当該送信者側装置が備える演算装置を用いて，

平文m($0<m<2^{k-2}$)に対して，請求項１記載の暗号化ステップを実行し，

Jacobi記号a=(m/n)を計算し，(C,a)を暗号文として前記受信者側装置に送信し，

前記受信者側装置は，当該受信者側装置が備える演算装置を用いて，

請求項１記載の復号化ステップを実行し平文mを求める

公開鍵暗号を用いた通信システム。

【請求項４３】

請求項4ないし請求項6のいずれかにおいて，

前記受信者側装置は，秘密鍵p,qは，素数p',q' から p=2p'+1，q=2q'+1 により作成する装置を備える

公開鍵暗号を用いた通信システム。

【請求項４４】

請求項4ないし請求項6または請求項43のいずれかにおいて，

送信者側装置は，受信者に対し送信したいメッセージ文に対して，正しく復号されたかを確認するための検査情報を含むように平文mを作成する装置を備える

公開鍵暗号を用いた通信システム。

【請求項４５】

請求項4ないし請求項6または請求項43または請求項44のいずれかにおいて，

前記送信者側装置の平文mを暗号化する装置は，受信者に対し送信したいメッセージ文に対して，予め定められた冗長性を持たせた内容を平文mとし，

前記受信者側装置の平文mを復号化する装置は，予め定められた冗長性を確認する公開鍵暗号を用いた通信システム。

【請求項４６】

請求項4ないし請求項6または請求項43または請求項44のいずれかにおいて，

送信者が受信者に対し送信したいメッセージ文に対して，予め定められた意味のあるメッセージを加えた内容を平文mとし，該請求項1または請求項4に記載の方法により暗号化するステップを備え，

受信者側装置は，該請求項1または請求項4に記載の方法により平文mを復号化し，予め定められた意味のあるメッセージの内容を確認するステップを備える

公開鍵暗号を用いた通信システム。

【請求項４７】

請求項4ないし請求項6または請求項43ないし請求項46のいずれかにおいて，

ｄ(ｄ>1)の値を可変とする公開鍵暗号を用いた通信システム。

【発明の詳細な説明】

【０００１】

【発明の属する技術分野】

本発明は，公開鍵暗号を用いた暗号通信方法および鍵共有方法に関する。

【０００２】

【従来の技術】

現在まで，様々な公開鍵暗号方式が提案されている。なかでも，文献1「R.L.Rivest,A.Shamir,L.Adleman:A method for obtaining digital signatures and public-key cryptosystems, Commun. of the ACM, Vol.21, No.2, pp.120-126, 1978.」に掲載されている方法が最も有名であり，最も実用化されている公開鍵暗号である。その他には，文献2「V.S.Miller:Use of Elliptic Curves in Cryptography, Proc. of Crypto'85, LNCS218, Springer-Verlag, pp.417-426 (1985)」，文献3「N.Koblitz: Elliptic Curve Cryptosystems, Math. Comp., 48, 177, pp.203-209 (1987)」等に記載の楕円曲線を用いた方法が効率的な公開鍵暗号として知られている。

【０００３】

安全性について証明可能な方法として，まず，選択平文攻撃を対象としたものは，文献4「M.O.Rabin: Digital Signatures and Public-Key Encryptions as Intractable as Factorization, MIT, Technical Report, MIT/LCS/TR-212 (1979)」に記載されている暗号方法，文献5「T.ElGamal:A Public Key Cryptosystem and a Signature Scheme Based on Discrete Logarithms, IEEE Trans. On Information Theory, IT-31, 4, pp.469-472(1985)」に記載されている暗号方法，文献6「S.Goldwasser and S.Micali: Probabilistic Encryption, JCSS, 28, 2, pp.270-299 (1984)」に記載されている暗号方法，文献7「M.Blum and S.Goldwasser: An Efficient probabilistic public-key encryption scheme which hides all partial information, Proc. of Crypto'84, LNCS196, Springer-Verlag, pp.289-299 (1985)」に記載されている暗号方法，文献8「S.Goldwasser and M.Bellare: Lecture Notes on Cryptography, http:/www-cse.ucsd.edu/users/ mihir/ (1997)」に記載されている暗号方法，文献9「T.Okamoto and S.Uchiyama.A New Public-Key Cryptosystem as Secure as Factoring, Proc. of Eurocrypt'98, LNCS1403, Springer Verlag, pp.308-318 (1998)」に記載されている暗号方法，などが知られている。また，選択暗号文攻撃に対して安全性証明可能な方法としては，文献10「D.Dolve, C.Dwork and M.Naor.:Non-malleable cryptograph

y, In 23rd Annual ACM Symposium on Theory of Computing, pp.542-552 (1991)」に記載されている暗号方法，文献11「M.Naor and M.Yung.:Public-key cryptosystems provably secure against chosen ciphertext attacks, Proc. of STOC, ACM Press, pp.427-437 (1990)」に記載されている暗号方法，文献12「M.Bellare and P.Rogaway,.Optimal Asymmetric Encryption How to Encrypt with RSA, Proc. of Eurocrypt'94, LNCS950, Springer Verlag, pp.92-111 (1994)」に記載されている暗号方法，文献13「R.Cramer and V.Shoup: A Practical Public Key Cryptosystem Provably Secure against Adaptive Chosen Ciphertext Attack, Proc. of Crypto98, LNCS1462, Springer-Verlag, pp.13-25 (1998)」に記載されている暗号方法，などが知られている。

【０００４】

また，文献14「M.Bellare, A.Desai, D.Pointcheval and P.Rogaway. : Relations Among Notions of Security for Public-Key Encryption Schemes, Proc. of Crypto'98, LNCS1462, Springer Verlag, pp.26-45 (1998)」では，IND-CCA2(適応的選択暗号文攻撃に対して強秘匿であること)とNM-CCA2(適応的選択暗号文攻撃に対して頑強であること)の等価性が示され，現在，この条件を満たす公開鍵暗号が最も安全であると考えられている。

【０００５】

【発明が解決しようとする課題】

本発明の主たる目的は，安全性の証明が可能であり，かつ，暗復号化処理の効率性に優れる公開鍵暗号方法を提供することにある。

【０００６】

本発明では，最初に，素因数分解問題の計算量的複雑さを前提としてOW-CPA(選択平文攻撃に対して一方向)であることが証明可能な公開鍵暗号方法を提供する。さらに，この方法をベースに，IND-CCA2(またはNM-CCA2)であることが証明可能な公開鍵暗号方法を提供する。

【０００７】

これらの暗号方法は，従来方法に比べて，暗復号化処理の際に必要となるモジュラー積の個数が少なく，高速な処理が可能となる。

【０００８】

また，本発明の他の目的は，送信データを暗号化する際の計算および暗号化データを復号化する際の計算の負荷が小さく，携帯型情報処理機器など計算能力が限られた装置であっても高速処理が可能な，公開鍵を用いた暗号化方法と復号化方法と，それを用いた鍵配送方法や鍵共有方法，さらには，これらの方法を実行するプログラム，装置またはシステムを提供することである。

【０００９】

【課題を解決するための手段】

上記目的を達成するため，本発明は例えば以下の手段を備える。

(1)$n=p^dq$(d は d>1 なる奇数)として，pq のビット長 k に対して平文空間を開区間$(0,2^{k-2})$となるように小さく選ぶ。

【００１０】

(2)合成数ｎ(相異なる複数の素数の積からなる数)を法とする剰余群上では，平方根は4個以上存在し，これらの解をうまく利用するとｎの素因数分解を行うことができる。このことを利用して，本発明の公開鍵暗号方法では，ｎの素因数分解問題の困難性を前提として，選択平文攻撃に対して一方向性(OW-CPA)であることが証明可能となるように暗号化および復号化のための手順を構築する。

【００１１】

(1)上記(1)，(2)の手段により構成された公開鍵暗号方法に対して，文献12で示されている変換方法を実行し，(理想的)ランダム関数が公開されていることを前提により強固な安全性を持つ方式に変換する。

【００１２】

具体的な方法の1つとしては，

[鍵生成]

【００１３】

【数５８】

- p, q：素数，　$p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbf{Z}$，　$\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

【００１４】

なる秘密鍵(p,q,β)を作成し，さらに，

【００１５】

【数５９】

- $n = p^d q$　　($d > 1$ は奇数)
- k, k_0, k_1 : k は pq のビット長，k_0, k_1 は $k > k_0 - k_1 - 2$ なる正整数
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- $G : \{0,1\}^{k_0} \rightarrow \{0,1\}^{k-k_0-2}$
- $H : \{0,1\}^{k-k_0-2} \rightarrow \{0,1\}^{k_0}$

【００１６】

なる公開鍵(n,k,k0,k1,α,G,H)を作成する。

【００１７】

[暗号化]

送信者側装置は，平文m(m$\in \{0,1\}^{l}$，l=k-k_0-k_1-2)，および，乱数 r(r$\in \{0,1\}^{k0}$)に対して，

【００１８】

【数６０】

$$x = (m0^{k_1} \oplus G(r)) || (r \oplus H(m0^{k_1} \oplus G(r)))$$

【００１９】

を計算する。さらに，

【００２０】

【数６１】

$$C = x^{2n\alpha} \bmod n$$

【００２１】

を計算し，さらにJacobi記号a=(x/n)を計算し，(C,a)を暗号文として前記受信者側装置に送信する。

【００２２】

[復号化]

受信者側装置は，受信者の秘密鍵(p,q,β)を用いて，暗号文(C,a)から，

【００２３】

【数６２】

$$x_{1,p} = C^{\frac{(p+1)s_q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$x_{1,q} = C^{\frac{(q+1)s_p^{-d}}{4}} \bmod q$$

【００２４】

を計算し，$\phi(x_{1,p},x_{1,q})$，$\phi(-x_{1,p},x_{1,q})$，$\phi(x_{1,p},-x_{1,q})$，
$\phi(-x_{1,p},-x_{1,q})$のうち，(y/n)=aかつ$0<y<2^{k-2}$を満たすyを計算する。但し，ϕは中国人の剰余定理による
Z/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。さらに，

【００２５】

【数６３】

$$y = s||t \quad (s \in \{0,1\}^{k-k_0-2},\ t \in \{0,1\}^{k_0})$$

【００２６】

とするとき，

【００２７】

【数６４】

$$z = G(H(s) \oplus t) \oplus s,$$

【００２８】

を計算し，

【００２９】

【数６５】

$$m = \begin{cases} [z]^l & \text{if } [z]_{k_1} = 0^{k_1} \\ \text{“reject”} & \text{otherwise} \end{cases}$$

【００３０】

により，平文mの復号化を行う。但し，$[a]^k$, $[a]_k$ は各々aの上位および下位kビットを表す。

【００３１】

【発明の実施の形態】

以下，図面を用いて，本発明の実施例について説明する。

【００３２】

図1は，本発明の実施例のシステム構成を示す図である。このシステムは，送信者側装置100と受信者側装置200から構成されている。さらに，送信者側装置100と受信者側装置200は通信回線300で接続されている。

【００３３】

図2は，実施例における送信者側装置100の内部構成を示す。送信者側装置100は，乱数生成手段101，べき乗算手段102，演算手段103，剰余演算手段104，メモリ105，通信装置106，入力装置107，を備えている。

【００３４】

図3は，実施例における受信者側装置200の内部構成を示す。受信者側装置200は，鍵生成手段201，べき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204，メモリ205，通信装置206，を備えている。

【００３５】

図4は，実施例における計算機能付き記憶媒体400の内部構成を示す。計算機能付き記憶媒体400は，べき乗算器401，剰余演算器402，演算装置403，メモリ404，出力装置405，平文作成器406，乱数発生器407を備えている。

【００３６】

送信者側装置100，受信者側装置200，計算機能付き記憶媒体400は，いずれもCPUとメモリとを備えた計算機を用いて構成することができる。また，乱数生成手段，鍵生成手段，べき乗算手段，剰余演算手段，平文作成器，乱数発生器はいずれも専用のハードウェアを用いても良いし，演算手段上(CPU)上で動作するプログラムとして構成しても良い。各プログラムは，可搬型記憶媒体や通信回線上の通信媒体といった計算機が読みとり可能な媒体上に具現化され，これらの媒体を

介して計算機のメモリに格納される。

【００３７】

図5は，実施例1の概要を示す図である。

【００３８】

図6は，実施例6の概要を示す図である。

【００３９】

図7は，実施例7の概要を示す図である。

【００４０】

図8は，実施例9の概要を示す図である。

【００４１】

図9は，実施例11の概要を示す図である。

【００４２】

図10は，本発明の実施例11による方式と代表的な実用的公開鍵暗号方式との効率性(モジュラー積の個数)および安全性の比較を表す図である。図10における比較では，実施例11の方式において$\alpha=\beta=1$とした。なお，図10におけるデータの多くは，文献9(「従来の技術」に記載)から引用したものである。

(実施例 1)

本実施例は，メッセージの送信者であるＡが受信者であるＢに対して，送信データｍを暗号通信によって送信する場合について説明する。

図1は，本実施例のシステム構成を示す。また，図5は，本実施例の概要を示す。

【００４３】

1．鍵生成処理

受信者Ｂは，予め，受信者側装置200内の鍵生成手段201を用いて，

【００４４】

【数６６】

- p, q：素数，$p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$，$\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

【００４５】

なる秘密情報(p,q,β)を作成し，

【００４６】

【数６７】

- $n = p^d q$　　($d > 1$ は奇数)
- k : pq のビット長
- $\alpha \in \mathbb{Z}$

【００４７】

なる公開情報(n,k,α)を作成し(但し，kはpqのビット長)，公開情報を通信回線300などを介して出力し，送信者側装置100へ送付するか，または公開する。公開する方法として，例えば第3者(公開情報管理機関)への登録など，周知の方法を用いることが可能である。その他の情報については，メモリ205に格納する。

【００４８】

2. 暗復号化処理

(1)送信者Ａは，平文m($0<m<2^{k-2}$)に対して，演算手段103，べき乗算手段102，剰余演算手段104を用いて，

【００４９】

【数６８】

$$C = m^{2n\alpha} \bmod n$$

【００５０】

を計算する。

【００５１】

さらに，第3者あるいは受信者Bから上記公開情報を得て，演算手段103を用いて，Jacobi記号a=(m/n)を計算する(Jacobi記号の定義および計算方法については，例えば文献「高木貞治：初等整数論講義，岩波書店」に記載されている。)。

【００５２】

さらに，暗号文(C,a)を通信装置106を用いて通信回線300を介して受信者Ｂの受信者側装置200に送信する。

【００５３】

(2)受信者Ｂは，保持している上記秘密情報(p,q,β)と，受信者側装置200内のべき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204を用いて暗号文(C,a)から，

【００５４】

【数６９】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta p^{-d}}{4}} \bmod q$$

【００５５】

を計算し，$\phi(m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(m_{1,p},-m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},-m_{1,q})$のうち，(x/n)=aかつ$0<x<2^{k-2}$を満たすものを平文mとする。但し，ϕは中国人の剰余定理によるZ/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。

【００５６】

上記公開鍵暗号方法において，$\alpha=\beta=1$と固定して，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除することで，本実施例の方法における鍵情報を短縮することが可能となる。

【００５７】

また，秘密鍵p,qは，素数p',q' から p=2p'+1，q=2q'+1 により作成することも可能である。

【００５８】

本実施例の公開鍵暗号方法においては，d(d>1)の値はシステムにより可変とする。これにより，平文mのビット長が常に小さい場合，nの素因数分解が困難である範囲においてdの値を大きくすることにより，復号化処理を高速にすることが可能である。

【００５９】

本実施例による方法では，例えば d=3 の場合，nの素因数分解問題の困難性を前提として完全解読が不可能なことを示すことができる。すなわち，nの素因数分解問題を解くアルゴリズムが存在すれば，そのアルゴリズムを利用して本実施

例の方法の完全解読を行うアルゴリズムを構成することができる。また，本実施例の方法の完全解読を行うアルゴリズムが存在すれば，そのアルゴリズムを利用して，nの素因数分解問題を解くアルゴリズムを構成することができる。

【００６０】

(実施例 2)

本実施例は，実施例1においては暗号文の一部としている a を公開鍵とする場合について述べる。

図1は，本実施例のシステム構成を示す。

1. 鍵生成処理

受信者Ｂは，予め，受信者側装置200内の鍵生成手段201を用いて，

【００６１】

【数７０】

- p, q : 素数, $p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$, $\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

【００６２】

なる秘密情報(p,q,β)を作成し，

【００６３】

【数７１】

- $n = p^d q$ ($d > 1$ は奇数)
- k : pq のビット長
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- $a \in \{-1, 1\}$

【００６４】

なる公開情報(n,k,α,a)を作成し(但し，kはpqのビット長)，公開情報を通信回線300などを介して出力し，送信者側装置100へ送付するか，または公開する。公開する方法として，例えば第3者(公開情報管理機関)への登録など，周知の方法を用いることが可能である。その他の情報については，メモリ205に格納する。

【００６５】

2. 暗復号化処理

(1)送信者Ａは，a=(m/n)なる平文m(0<m<2^{k-2})に対して，演算手段103，べき乗算手段102，剰余演算手段104を用いて，

【００６６】

【数７２】

$$C = m^{2n\alpha} \bmod n$$

【００６７】

を計算する。

【００６８】

さらに，暗号文Cを通信装置106を用いて通信回線300を介して受信者Ｂの受信者側装置200に送信する。

【００６９】

(2)受信者Ｂは，保持している上記秘密情報(p,q,β)と，受信者側装置200内のべき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204を用いて暗号文Cから，

【００７０】

【数７３】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta p^{-d}}{4}} \bmod q$$

【００７１】

を計算し，$\phi(m_{1,p}, m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p}, m_{1,q})$，$\phi(m_{1,p}, -m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p}, -m_{1,q})$のうち，(x/n)=aかつ0<x<2^{k-2}を満たすものを平文mとする。但し，ϕは中国人の剰余定理によるZ/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。

【００７２】

上記公開鍵暗号方法において，$\alpha=\beta=1$と固定して，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除することで，本実施例の方法における鍵情報を短縮することが

可能となる。

【００７３】

また，秘密鍵p,qは，素数p',q' から p=2p'+1，q=2q'+1 により作成することも可能である。

【００７４】

本実施例の公開鍵暗号方法においては，ｄ(ｄ>1)の値はシステムにより可変とする。これにより，平文mのビット長が常に小さい場合，ｎの素因数分解が困難である範囲においてｄの値を大きくすることにより，復号化処理を高速にすることが可能である。

【００７５】

(実施例 3)

本実施例は，実施例1および2において，送信者が受信者に対し送信したいメッセージ文に対して，正しく復号されたかを確認するための検査情報を含むように平文mを作成する方法について述べる。実施例1および2の公開鍵暗号方法は，選択平文攻撃に対して，一方向であることが証明できるが，選択暗号文攻撃に対しては安全ではない。そこで，送信者が受信者に対し送信したいメッセージ文に対して，予め定められた冗長性を持たせた内容を平文mとし，実施例1(または実施例2)の方法により暗号化し，受信者は実施例1(または実施例2)の方法により平文mを復号化し，予め定められた冗長性を確認する(もし，予め定められた冗長性を持たない場合は，復号が正しく行われなかったものとみなす。)。

【００７６】

他の方法としては，送信者が受信者に対し送信したいメッセージ文に対して，予め定められた意味のあるメッセージを加えた内容を平文mとし，実施例1(または実施例2)の方法により暗号化し，受信者は実施例1(または実施例2)の方法により平文mを復号化し，予め定められた意味のあるメッセージの内容を確認する(もし，予め定められた意味のあるメッセージの内容が一致しない場合は，復号が正しく行われなかったものとみなす。)。

【００７７】

このような方法により，実施例1および実施例2の公開鍵暗号方式は，選択暗号

文攻撃に対しても，ある程度の安全性を確保することができる(選択暗号文攻撃に対して安全性が証明できる方法については，実施例で述べる)。

【００７８】

(実施例 4)

本実施例は，受信者が作成した公開情報を用いて，送信者と受信者の2者間で同一の値を共有するための鍵共有方法について述べる。

【００７９】

1．鍵生成処理

受信者Ｂは，予め，受信者側装置200内の鍵生成手段201を用いて，

【００８０】

【数７４】

- p, q：素数、 $p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$, $\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

【００８１】

なる秘密情報(p,q,β)を作成し，

【００８２】

【数７５】

- $n = p^d q$ ($d > 1$ は奇数)
- k：pq のビット長
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- f：一方向性関数

【００８３】

なる公開情報(n,k,α,f)を作成し(但し，kはpqのビット長)，公開情報を通信回線300などを介して出力し，送信者側装置100へ送付するか，または公開する。公開する方法として，例えば第3者(公開情報管理機関)への登録など，周知の方法を用いることが可能である。その他の情報については，メモリ205に格納する。

【００８４】

2．鍵配送処理

(1)送信者Ａは，平文m($0<m<2^{k-2}$)に対して，演算手段103，べき乗算手段102，剰

余演算手段104を用いて，

【００８５】

【数７６】

$$C = m^{2n\alpha} \bmod n$$

【００８６】

を計算する。

【００８７】

さらに，第3者あるいは受信者Bから上記公開情報を得て，演算手段103を用いて，Jacobi記号a=(m/n)を計算する。

【００８８】

さらに，暗号文(C,a)を通信装置106を用いて通信回線300を介して受信者Ｂの受信者側装置200に送信する。

【００８９】

また，送信者は，公開情報である一方向性関数ｆから，演算手段103，剰余演算手段104を用いて，共有鍵K=f(m)を計算する。

【００９０】

(2)受信者Ｂは，保持している上記秘密情報(p,q,β)と，受信者側装置200内のべき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204を用いて暗号文(C,a)から，

【００９１】

【数７７】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta p^{-d}}{4}} \bmod q$$

【００９２】

を計算し，$\phi(m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(m_{1,p},-m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},-m_{1,q})$のうち，(x/n)=aかつ$0<x<2^{k-2}$を満たすものを平文mとする(但し，ϕは中国人の剰余定理によるZ/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。)。さらに，受信者Ｂは公開情報である一方向性関数ｆから，演算手段204を用い

て共有鍵K=f(m)を計算する。

【００９３】

上記公開鍵配送方法において，α＝β＝1と固定して，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除することで，本実施例の方法における鍵情報を短縮することが可能となる。

【００９４】

また，秘密鍵p,qは，素数p',q' から p=2p'+1，q=2q'+1 により作成することも可能である。

【００９５】

本実施例の公開鍵暗号方法においては，ｄ（ｄ>1)の値はシステムにより可変とする。これにより，平文mのビット長が常に小さい場合，ｎの素因数分解が困難である範囲においてｄの値を大きくすることにより，復号化処理を高速にすることが可能である。

【００９６】

(実施例 5)

本実施例は，実施例4においては暗号文の一部としている a を公開鍵とする場合について述べる。

【００９７】

1. 鍵生成処理

受信者Ｂは，予め，受信者側装置200内の鍵生成手段201を用いて，

【００９８】

【数７８】

- p, q : 素数, $p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$, $\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

【００９９】

なる秘密情報(p,q,β)を作成し，

【０１００】

【数７９】

- $n = p^d q$　　$(d > 1$ は奇数$)$
- k：pq のビット長
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- $a \in \{-1, 1\}$
- f：一方向性関数

【０１０１】

なる公開情報(n,k,α,a,f)を作成し(但し，kはpqのビット長)，公開情報を通信回線300などを介して出力し，送信者側装置100へ送付するか，または公開する。公開する方法として，例えば第3者(公開情報管理機関)への登録など，周知の方法を用いることが可能である。その他の情報については，メモリ205に格納する。

【０１０２】

2．鍵配送処理

(1)送信者Ａは，a=(m/n)なる平文m($0<m<2^{k-2}$)に対して(但し，a=(m/n)はJacobi記号を表す)，演算手段103，べき乗算手段102，剰余演算手段104を用いて，

【０１０３】

【数８０】

$$C = m^{2n\alpha} \bmod n$$

【０１０４】

を計算する。

【０１０５】

さらに，暗号文Cを通信装置106を用いて通信回線300を介して受信者Ｂの受信者側装置200に送信する。

【０１０６】

また，送信者は，公開情報である一方向性関数ｆから，演算手段103，剰余演算手段104を用いて，共有鍵K=f(m)を計算する。

【０１０７】

(2)受信者Ｂは，保持している上記秘密情報(p,q,β)と，受信者側装置200内のべき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204を用いて暗号文Cから，

【０１０８】

【数８１】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta_q-1}{4}} \bmod p,$$

$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta_p-d}{4}} \bmod q$$

【０１０９】

を計算し，$\phi(m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},m_{1,q})$，$\phi(m_{1,p},-m_{1,q})$，$\phi(-m_{1,p},-m_{1,q})$のうち，(x/n)=aかつ$0<x<2^{k-2}$を満たすものを平文mとする(但し，φは中国人の剰余定理によるZ/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。)。さらに，受信者Ｂは公開情報である一方向性関数ｆから，演算手段204を用いて共有鍵K=f(m)を計算する。

【０１１０】

上記公開鍵配送方法において，α＝β＝1と固定して，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除することで，本実施例の方法における鍵情報を短縮することが可能となる。

【０１１１】

また，秘密鍵p,qは，素数p',q' から p=2p'+1，q=2q'+1 により作成することも可能である。

【０１１２】

また，本実施例の公開鍵暗号方法においては，ｄ(ｄ>1)の値はシステムにより可変とする。これにより，平文mのビット長が常に小さい場合，ｎの素因数分解が困難である範囲においてｄの値を大きくすることにより，復号化処理を高速にすることが可能である。

(実施例 6)

本実施例は，実施例1から実施例5において，ICカードのような計算能力の小さな計算機能付き記憶媒体400が計算能力の高い送信者側装置100を利用して，暗号

文Ｃを計算する方法について述べる。図6は，本実施例の概要を示す。

【０１１３】

計算機能付き記憶媒体400は，平文作成器406を用いて，平文 m(0<m<2^{k-2})を作成する。さらに，計算機能付き記憶媒体400は，公開鍵α，ｎから，べき乗算器401，剰余演算器402を用いて，

【０１１４】

【数８２】

$$C_1 = m^{2\alpha} \bmod n$$

【０１１５】

を計算し，出力装置405から，送信者側装置100の入力装置107に出力する。

【０１１６】

送信者側装置100は，べき乗算手段202，剰余演算手段203を用いて，暗号文Ｃを，

【０１１７】

【数８３】

$$C = C_1^{n} \bmod n$$

【０１１８】

にて計算する。

【０１１９】

(実施例 7)

本実施例は，文献12(「従来の技術」で記述)に記載されている変換方法により，実施例1の公開鍵暗号方法を，適応的選択暗号文攻撃に対して強秘匿であることが証明可能な公開鍵暗号方法へ転換する。

【０１２０】

図1は，本実施例のシステム構成を示す。また，図7は，本実施例の概要を示す。

【０１２１】

1. 鍵生成処理

受信者Ｂは，予め，受信者側装置200内の鍵生成手段201を用いて，

【０１２２】

【数８４】

- p, q：素数，$p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$，$\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

【０１２３】

なる秘密情報(p,q,β)を作成し，

【０１２４】

【数８５】

- $n = p^d q$　　($d > 1$ は奇数)
- k, k_0, k_1：k は pq のビット長，k_0, k_1 は $k > k_0 - k_1 - 2$ なる正整数
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- $G : \{0,1\}^{k_0} \to \{0,1\}^{k-k_0-2}$
- $H : \{0,1\}^{k-k_0-2} \to \{0,1\}^{k_0}$

【０１２５】

なる公開情報(n,k,k_0,k_1,α,G,H)を作成し(但し，ｋはｐｑのビット長を表す。)，公開情報を通信回線300などを介して出力し，送信者側装置100へ送付するか，または公開する。公開する方法として，例えば第3者(公開情報管理機関)への登録など，周知の方法を用いることが可能である。その他の情報については，メモリ205に格納する。

【０１２６】

2. 暗復号化処理

(1)送信者Ａは，平文m(m$\in \{0,1\}^{l}$，l=k-k_0-k_1-2)に対して，乱数生成手段101を用いて乱数 r(r$\in \{0,1\}^{k0}$)を選び，さらに演算手段103を用いて，

【０１２７】

【数８６】

$$x = (m0^{k_1} \oplus G(r)) || (r \oplus H(m0^{k_1} \oplus G(r)))$$

【０１２８】

を計算し，さらに，演算手段103，べき乗算手段102，剰余演算手段104を用いて

，

【０１２９】

【数８７】

$$C = x^{2n\alpha} \bmod n$$

【０１３０】

を計算する。

【０１３１】

さらに，第3者あるいは受信者Bから上記公開情報を得て，演算手段103を用いて，Jacobi記号a=(x/n)を計算する。

【０１３２】

さらに，暗号文(C，a)を通信装置106を用いて通信回線300を介して受信者Bの受信者側装置200に送信する。

【０１３３】

(2)受信者Bは，保持している上記秘密情報(p,q,β)と，受信者側装置200内のべき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204を用いて暗号文(C,a)から，

【０１３４】

【数８８】

$$x_{1,p} = C^{\frac{(p+1)/4 \cdot q^{-1}}{4}} \bmod p,$$

$$x_{1,q} = C^{\frac{(q+1)/4 \cdot p^{-1}}{4}} \bmod q$$

【０１３５】

を計算し，$\phi(x_{1,p}, x_{1,q})$，$\phi(-x_{1,p}, x_{1,q})$，$\phi(x_{1,p}, -x_{1,q})$，

$\phi(-x_{1,p},-x_{1,q})$のうち，(y/n)=aかつ0<y<2^{k-2}を満たすyを計算する。但し，ϕは中国人の剰余定理による

Z/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。

【０１３６】

さらに，

【０１３７】

【数８９】

$$y = s||t \quad (s \in \{0,1\}^{k-k_0-2},\ t \in \{0,1\}^{k_0})$$

【０１３８】

とするとき，演算手段204を用いて

【０１３９】

【数９０】

$$z = G(H(s) \oplus t) \oplus s,$$

【０１４０】

を計算し，

【０１４１】

【数９１】

$$m = \begin{cases} [z]^l & \text{if } [z]_{k_1} = 0^{k_1} \\ \text{“reject”} & \text{otherwise} \end{cases}$$

【０１４２】

により，平文mの復号化を行う。但し，$[a]^k$, $[a]_k$ は各々aの上位および下位kビットを表す。

【０１４３】

上記方法を用いれば，例えば d=3 の場合，適応的選択暗号文攻撃に対して強秘匿であることがnの素因数分解問題の困難性との等価性により証明することができる(文献12において，一般的な落し戸付き置換を対象に証明されている。)。

【０１４４】

また，本実施例の方法によると，復号化処理において，nよりも小さいpqを法とする剰余環から決定される乗法群の上で行うことにより，従来方法に比べて処理の高速性を実現している。

【０１４５】

上記公開鍵暗号方法において，$\alpha=\beta=1$と固定して，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除することで，本実施例の方法における鍵情報を短縮することが可能となる。

【０１４６】

また，秘密鍵p,qは，素数p',q' から p=2p'+1，q=2q'+1 により作成することも可能である。

【０１４７】

本実施例の公開鍵暗号方法においては，d（d>1)の値はシステムにより可変とする。これにより，平文mのビット長が常に小さい場合，nの素因数分解が困難である範囲においてdの値を大きくすることにより，復号化処理を高速にすることが可能である。

【０１４８】

(実施例 8)

本実施例は，実施例7においては暗号文の一部としている a を公開鍵とする場合について述べる。図1は，本実施例のシステム構成を示す。

1．鍵生成処理

受信者Bは，予め，受信者側装置200内の鍵生成手段201を用いて，

【０１４９】

【数９２】

- p, q：素数，$p \equiv 3 \pmod 4$, $q \equiv 3 \pmod 4$
- $\beta \in \mathbb{Z}$，$\alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

【０１５０】

なる秘密情報(p,q,β)を作成し，

【０１５１】

【数９３】

- $n=p^dq$　　$(d>1$ は奇数$)$
- $k,k_0,k_1\in\mathbb{Z}$: k は pq のビット長，k_0,k_1 は $k>k_0-k_1-2$ なる正整数
- $\alpha\in\mathbb{Z}$
- $a\in\{-1,1\}$
- $G:\{0,1\}^{k_0}\rightarrow\{0,1\}^{k-k_0-2}$
- $H:\{0,1\}^{k-k_0-2}\rightarrow\{0,1\}^{k_0}$

【０１５２】

なる公開情報(n,k,k_0,k_1,α,a,G,H)を作成し，公開情報を通信回線300などを介して出力し，送信者側装置100へ送付するか，または公開する。公開する方法として，例えば第3者(公開情報管理機関)への登録など，周知の方法を用いることが可能である。その他の情報については，メモリ205に格納する。

【０１５３】

2. 暗復号化処理

(1)送信者Aは，平文m(m∈$\{0,1\}^l$，l=k-k_0-k_1-2)に対して，乱数生成手段101を用いて乱数 r(r∈$\{0,1\}^{k0}$)を選び，さらに演算手段103を用いて，a=(x/n) なる

【０１５４】

【数９４】

$$x=(m0^{k_1}\oplus G(r))\|(r\oplus H(m0^{k_1}\oplus G(r)))$$

【０１５５】

を計算し，さらに，演算手段103，べき乗算手段102，剰余演算手段104を用いて

【０１５６】

【数９５】

$$C=x^{2n\alpha}\bmod n$$

【０１５７】

を計算する。

【０１５８】

さらに，第3者あるいは受信者Bから上記公開情報を得て，演算手段103を用いて，Jacobi記号a=(x/n)を計算する。

【０１５９】

さらに，暗号文Ｃを通信装置106を用いて通信回線300を介して受信者Ｂの受信者側装置200に送信する。

【０１６０】

(2)受信者Ｂは，保持している上記秘密情報(p,q,β)と，受信者側装置200内のべき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204を用いて暗号文Cから，

【０１６１】

【数９６】

$$x_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$x_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta p^{-d}}{4}} \bmod q$$

【０１６２】

を計算し，$\phi(x_{1,p},x_{1,q})$，$\phi(-x_{1,p},x_{1,q})$，$\phi(x_{1,p},-x_{1,q})$，$\phi(-x_{1,p},-x_{1,q})$のうち，(y/n)=aかつ0<y<2^{k-2}を満たすyを計算する。但し，ϕは中国人の剰余定理による
Z/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。

【０１６３】

さらに，

【０１６４】

【数９７】

$$y = s||t \quad (s \in \{0,1\}^{k-k_0-2},\ t \in \{0,1\}^{k_0})$$

【０１６５】

とするとき，演算手段204を用いて

【０１６６】

【数９８】

$$z = G(H(s) \oplus t) \oplus s,$$

【０１６７】

を計算し，

【０１６８】

【数９９】

$$m = \begin{cases} [z]^l & \text{if } [z]_{k_1} = 0^{k_1} \\ \text{“reject”} & \text{otherwise} \end{cases}$$

【０１６９】

により，平文mの復号化を行う。但し，$[a]^k$, $[a]_k$ は各々aの上位および下位kビットを表す。

【０１７０】

上記公開鍵暗号方法において，$\alpha = \beta = 1$と固定して，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除することで，本実施例の方法における鍵情報を短縮することが可能となる。

【０１７１】

また，秘密鍵p,qは，素数p',q' から p=2p'+1，q=2q'+1 により作成することも可能である。

【０１７２】

本実施例の公開鍵暗号方法においては，ｄ(ｄ>1)の値はシステムにより可変とする。これにより，平文mのビット長が常に小さい場合，ｎの素因数分解が困難である範囲においてｄの値を大きくすることにより，復号化処理を高速にすることが可能である。

【０１７３】

(実施例 9)

本実施例は，実施例7および実施例8において，ICカードのような計算能力の小

さな計算機能付き記憶媒体400が計算能力の高い送信者側装置100を利用して，暗号文Ｃを計算する方法について述べる。図8は，本実施例の概要を示す。

【０１７４】

計算機能付き記憶媒体400は，平文作成器406を用いて，平文m(m∈{0,1}^{l}，l=k-k_0-k_1-2)を作成する。さらに，乱数発生器407を用いて乱数r(r∈{0,1}^{k0})を作成し，演算装置403を用いて，関数 G,H から，

【０１７５】

【数１００】

$$x = (m0^{k_1} \oplus C(r)) || (r \oplus H(m0^{k_1} \oplus G(r)))$$

【０１７６】

を計算する。さらに，計算機能付き記憶媒体400は，公開鍵α，ｎから，べき乗算器401，剰余演算器402を用いて，

【０１７７】

【数１０１】

$$C_1 = x^{2\alpha} \bmod n$$

【０１７８】

を計算し，出力装置405から，送信者側装置100の入力装置107に出力する。

【０１７９】

送信者側装置100は，べき乗算手段202，剰余演算手段203を用いて，暗号文Ｃを，

【０１８０】

【数１０２】

$$C = C_1^{n} \bmod n$$

【０１８１】

にて計算する。

【０１８２】

(実施例 10)

本実施例では，実施例1から実施例5および実施例7，実施例8の公開鍵暗号化方法の変形例であって，安全性の証明を与えることはできないが，暗号化及び復号化処理の効率性に優れた公開鍵暗号化方法について述べる。以下，前述の実施例に沿って，変更部分のみを記述する。

【０１８３】

実施例1から実施例5において，送信者側装置100内の演算手段103を用いて，暗号文Ｃを，

【０１８４】

【数１０３】

$$C = m^{2\alpha} \bmod n$$

【０１８５】

にて計算する。

【０１８６】

また，実施例1から5において，$m_{1,p}$ および $m_{1,q}$ を，受信者側装置200内のべき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204を用いて暗号文Cから，

【０１８７】

【数１０４】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta}{4}} \bmod p,$$
$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta}{4}} \bmod q$$

【０１８８】

にて計算する。

【０１８９】

実施例7から実施例8においては，送信者側装置100内の演算手段103を用いて，暗号文Ｃを，

【０１９０】

【数１０５】

$$C = x^{2\alpha} \bmod n$$

【０１９１】

また，実施例7から8において，$m_{1,p}$ および $m_{1,q}$ を，受信者側装置200内のべき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204を用いて暗号文Cから，

にて計算する。

【０１９２】

【数１０６】

$$m_{1,p} = C^{\frac{(p+1)\beta}{4}} \bmod p,$$
$$m_{1,q} = C^{\frac{(q+1)\beta}{4}} \bmod q$$

【０１９３】

にて計算する。

【０１９４】

(実施例 11)

本実施例では，実施例7および実施例8において，識別情報 a を省略する場合について述べる。

【０１９５】

この場合，送信者Ａは，平文m($m \in \{0,1\}^{l}$，$l=k-k_0-k_1-2$)に対して，乱数生成手段101を用いて乱数 r($r \in \{0,1\}^{k0}$)を選び，さらに演算手段103を用いて

【０１９６】

【数１０７】

$$x = (m0^{k_1} \oplus G(r)) || (r \oplus H(m0^{k_1} \oplus G(r)))$$

【０１９７】

を計算し，さらに，演算手段103，べき乗算手段102，剰余演算手段104を用いて

【０１９８】

【数１０８】

$$C = x^{2n\alpha} \bmod n$$

【０１９９】

を計算する。さらに，暗号文Ｃを通信装置106を用いて通信回線300を介して受信者Ｂの受信者側装置200に送信する。

【０２００】

受信者Ｂは，保持している上記秘密情報(p,q,β)と，受信者側装置200内のべき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204を用いて暗号文Cから，

【０２０１】

【数１０９】

$$x_{1,p} = C^{\frac{(p+1)s_q^{-1}}{4}} \bmod p,$$
$$x_{1,q} = C^{\frac{(q+1)s_p^{-d}}{4}} \bmod q$$

【０２０２】

を計算し，各$y_1=\phi(x_{1,p},x_{1,q})$, $y_2=\phi(-x_{1,p},x_{1,q})$, $y_3=\phi(x_{1,p},-x_{1,q})$, $y_4=\phi(-x_{1,p},-x_{1,q})$に対して，

【０２０３】

【数１１０】

$$y_i = s_i||t_i \quad (s_i \in \{0,1\}^{k-k_0-2},\ t_i \in \{0,1\}^{k_0},\ 1 \le i \le 4)$$

【０２０４】

とするとき，演算手段204を用いて

【０２０５】

【数１１１】

$$z_i = G(H(s_i) \oplus t_i) \oplus s_i \quad (1 \le i \le 4),$$

【０２０６】

を計算し，

【０２０７】

【数１１２】

$$m = \begin{cases} [z_i]^l & \text{if } [z_i]_{k_1} = 0^{k_1} \\ \text{“reject”} & \text{otherwise} \end{cases}$$

【０２０８】

により，平文mの復号化を行う。但し，ϕは中国人の剰余定理によるZ/(p)×Z/(q)からZ/(pq)への環同型写像を表す。また，$[a]^k$, $[a]_k$ は各々aの上位および下位kビットを表す

(実施例 12)

本実施例は，文献4に記載の公開鍵暗号化方法に，文献12に記載の変換方法を施し，さらに復号化処理の効率性を向上させた公開鍵暗号方法について述べる。

図1は，本実施例のシステム構成を示す。図9は，本実施例の概要を示す。

【０２０９】

1. 鍵生成処理

受信者Ｂは，予め，受信者側装置200内の鍵生成手段201を用いて，

【０２１０】

【数１１３】

- p_i : 素数 $(p_i \equiv 3 \pmod 4,\ 1 \leq i \leq h)$
- $\beta \in \mathbb{Z},\ \alpha\beta \equiv 1 \pmod{\mathrm{lcm}(p-1, q-1)}$

【０２１１】

なる秘密情報(p_i, β)(1≦i≦h)を作成し，

【０２１２】

【数１１４】

- $n=\prod_{i=1}^{h} p_i$
- $k, k_0, k_1 \in \mathbb{Z}$: k は n のビット長，k_0, k_1 は $k > k_0 - k_1 - 2$ なる正整数
- $\alpha \in \mathbb{Z}$
- $G : \{0,1\}^{k_0} \rightarrow \{0,1\}^{k-k_0}$
- $H : \{0,1\}^{k-k_0} \rightarrow \{0,1\}^{k_0}$

【０２１３】

なる公開情報(n,k,k_0,k_1,α,G,H)を作成し，公開情報を通信回線300などを介して出力し，送信者側装置100へ送付するか，または公開する。公開する方法として，例えば第3者(公開情報管理機関)への登録など，周知の方法を用いることが可能である。その他の情報については，メモリ205に格納する。

【０２１４】

2. 暗号化処理

送信者Aは，平文m(m∈$\{0,1\}^{l}$，l=k-k_0-k_1-2)に対して，乱数生成手段101を用いて乱数 r(r∈$\{0,1\}^{k0}$)を選び，

【０２１５】

【数１１５】

$$x=(m0^{k_1} \oplus G(r)) \| (r \oplus H(m0^{k_1} \oplus C(r)))$$

【０２１６】

を計算し，さらに，第3者あるいは受信者Bから上記公開情報を得て，演算手段103，べき乗算手段102，剰余演算手段104を用いて，

【０２１７】

【数１１６】

$$C=x^{2\alpha} \bmod n$$

【０２１８】

を計算する。

【０２１９】

さらに，暗号文Ｃを通信装置106を用いて通信回線300を介して受信者Ｂの受信者側装置200に送信する。

【０２２０】

3. 復号化処理

受信者Ｂは，保持している上記秘密情報$(p_i, \beta)$$(1 \leqq i \leqq h)$と，受信者側装置200内のべき乗算手段202，剰余演算手段203，演算手段204を用いて暗号文Cから，

【０２２１】

【数１１７】

$$x_i = C^{\frac{(p_i+1)\beta}{4}} \bmod p_i$$

【０２２２】

を計算し，2^h 個の

$\{\phi(e_1x_1, e_2x_2, \ldots, e_hx_h) \mid e_1, \ldots, e_h \in \{-1, 1\}\}$について，

【０２２３】

【数１１８】

$$y_i = s_i \| t_i \quad (s_i \in \{0,1\}^{k-k_0},\ t_i \in \{0,1\}^{k_0},\ 1 \leq i \leq 2^h)$$

【０２２４】

とするとき，演算手段204を用いて，

【０２２５】

【数１１９】

$$z_i = G(H(s_i) \oplus t_i) \oplus s_i \quad (1 \leq i \leq 2^h)$$

【０２２６】

を計算し，

【０２２７】

【数１２０】

$$m = \begin{cases} [z_i]^l & \text{if } [z_i]_{k_1} = 0^{k_1} \\ \text{"reject"} & \text{otherwise} \end{cases}$$

【０２２８】

により，平文mの復号化を行う。但し，ϕは中国人の剰余定理による$Z/(p_1)\times Z/(p_2)\times\ldots\times Z/(p_h)$ から $Z/(n)$ への環同型写像を表す。また，$[a]^k$, $[a]_k$ は各々aの上位および下位kビットを表す。

【０２２９】

上記公開鍵暗号方法において，$\alpha=\beta=1$と固定して，α，βの各々を公開鍵，秘密鍵から削除することで，本実施例の方法における鍵情報を短縮することが可能となる。

【０２３０】

また，x と n/2 の大小関係，または，Jacobi記号(x/n)の値，等の識別情報を暗号文と共に送信する(または，公開情報により指定された識別情報の通りに，x を作成する)ことにより，2^h 個の
$\{\phi(e_1x_1, e_2x_2, \ldots, e_hx_h) \mid e_1, \ldots, e_h \in \{-1,1\}\}$から正しい平文を復号化する際の効率化向上を行うことができる。

【０２３１】

本実施例による方法では，従来方式である文献4に記載の公開鍵暗号方法では，公開鍵の一部である n が3個以上の相異なる素数の積であった場合，安全性の証明が可能であることを前提に，一意復号を行うことが難しかった問題を解決している。

【０２３２】

以上，実施例では，送信者と受信者が各々の装置を利用して暗号通信を行うという一般形で述べたが，具体的には様々なシステムに適用される。

【０２３３】

例えば，電子ショッピングシステムでは，送信者はユーザであり，送信者側装

置はパソコンなどの計算機であり，受信者は小売店，受信者側装置はパソコンなどの計算機となる。このとき，ユーザの商品等の注文書は共通鍵暗号で暗号化されることが多く，その際の暗号化鍵を本実施例による方法により暗号化されて小売店側装置に送信される。

【０２３４】

また，電子メールシステムでは，各々の装置はパソコンなどの計算機であり，送信者のメッセージは共通鍵暗号で暗号化されることが多く，その際の暗号化鍵を本実施例による方法により暗号化されて受信者の計算機に送信される。

【０２３５】

その他にも，従来の公開鍵暗号が使われている様々なシステムに適用することが可能である。

【０２３６】

なお，本実施例における各計算は，CPUがメモリ内の各プログラムを実行することにより行われるものとして説明したが，プログラムだけではなく，いずれかがハードウエア化された演算装置であって，他の演算装置や，CPUと，データのやりとりを行うものであっても良い。

【０２３７】

【発明の効果】

本発明によれば，選択平文攻撃，また，最も強力な攻撃法である適応的選択暗号文攻撃に対しても安全であり，さらに，高速処理が可能な，公開鍵暗号方法並びに鍵共有方法と，その応用装置，システムを実現することができる。

【図面の簡単な説明】

【図１】

本発明の実施例のシステム構成を示す図である。

【図２】

本発明の実施例における送信者側装置の内部構成を示す図である。

【図３】

本発明の実施例における受信者側装置の内部構成を示す図である。

【図４】

本発明に実施例における計算機能付き記憶媒体の内部構成を示す図である。

【図５】

本発明の実施例1の概要を示す図である。

【図６】

本発明の実施例6の概要を示す図である。

【図７】

本発明の実施例7の概要を示す図である。

【図８】

本発明の実施例9の概要を示す図である。

【図９】

本発明の実施例11の概要を示す図である。

【図１０】

本発明の実施例11（$\alpha = \beta = 1$）による方式と代表的な実用的公開鍵暗号方式との効率性（モジュラー積の個数）および安全性の比較を示す図である。

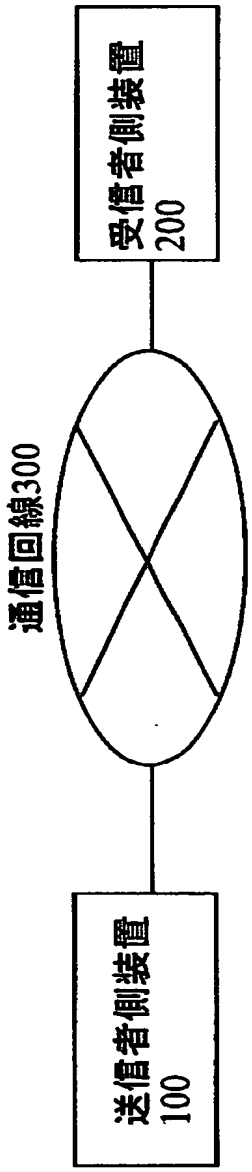
【符号の説明】

100…送信者側装置，101…送信者側装置100内の乱数生成手段，102…送信者側装置100内のべき乗算手段，103…送信者側装置100内の演算手段，104…送信者側装置100内の剰余演算手段，105…送信者側装置100内のメモリ，106…送信者側装置100内の通信装置，107…送信者側装置100内の入力装置，200…受信者側装置，201…受信者側装置200内の鍵生成手段，202…受信者側装置200内のべき乗算手段，203…受信者側装置200内の剰余演算手段，204…受信者側装置200内の演算手段，205…受信者側装置200内のメモリ，206…受信者側装置200内の通信装置，300…通信回線，400…計算機能付き記憶媒体，401…計算機能付き記憶媒体400内のべき乗算器，402…計算機能付き記憶媒体400内の剰余演算器，403…計算機能付き記憶媒体400内の演算器，404…計算機能付き記憶媒体400内のメモリ，405…計算機能付き記憶媒体400内の出力装置，406…計算機能付き記憶媒体400内の平文作成器，407…計算機能付き記憶媒体400内の乱数生成器。

【書類名】　図面

【図１】

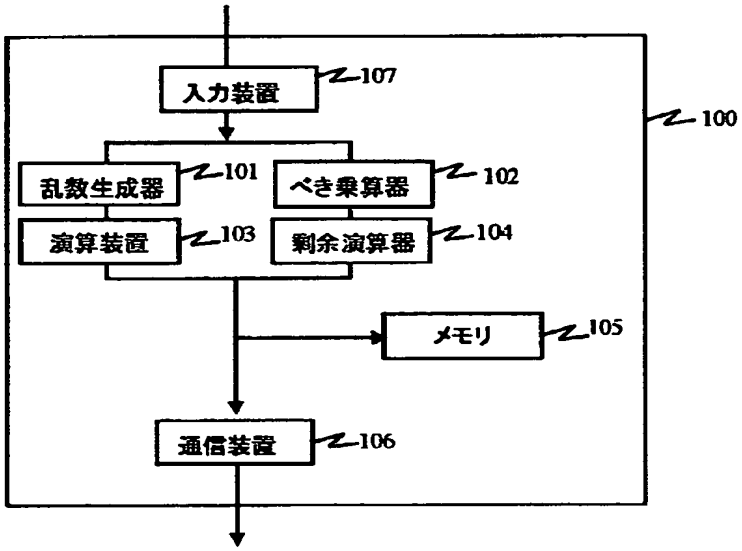
図１



出証特２００１－３０２９９６１

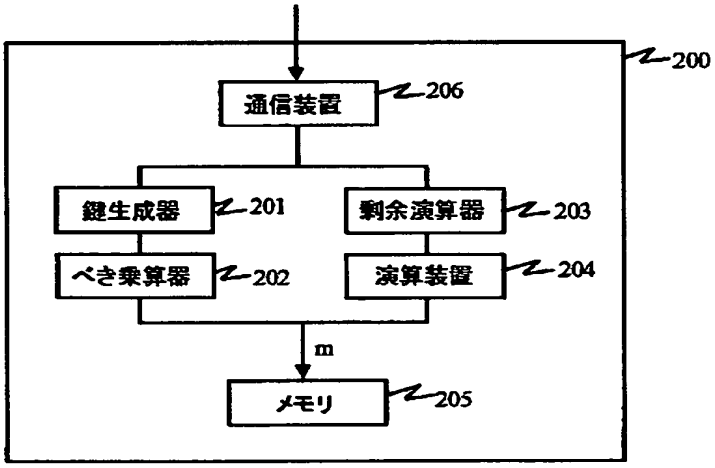
【図２】

図２


入力装置
107
100
乱数生成器
101
べき乗算器
102
演算装置
103
剰余演算器
104
メモリ
105
通信装置
106

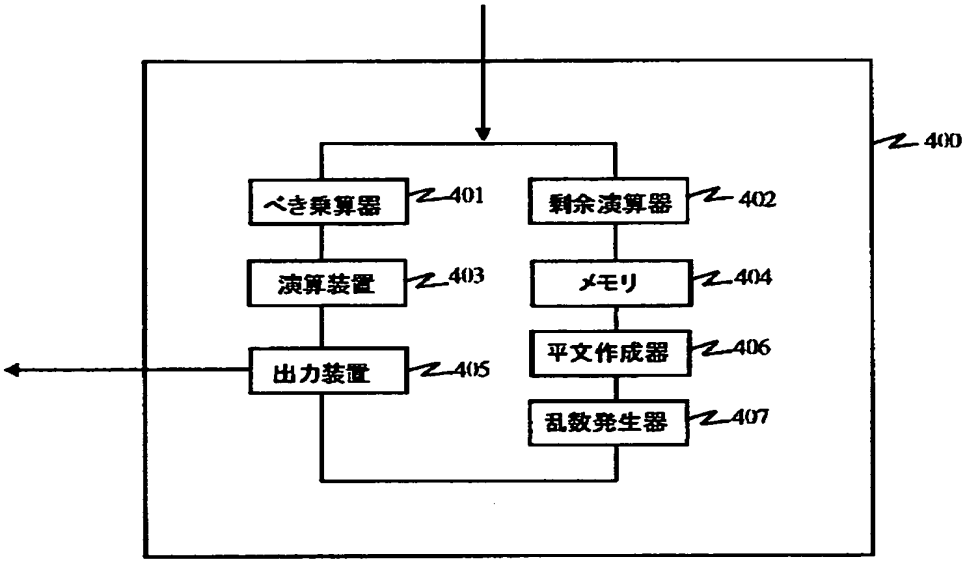
【図３】

図３


200
通信装置
206
鍵生成器
201
剰余演算器
203
べき乗算器
202
演算装置
204
m
メモリ
205

【図４】

図 4


400
べき乗算器
401
剰余演算器
402
演算装置
403
メモリ
404
出力装置
405
平文作成器
406
乱数発生器
407

【図５】

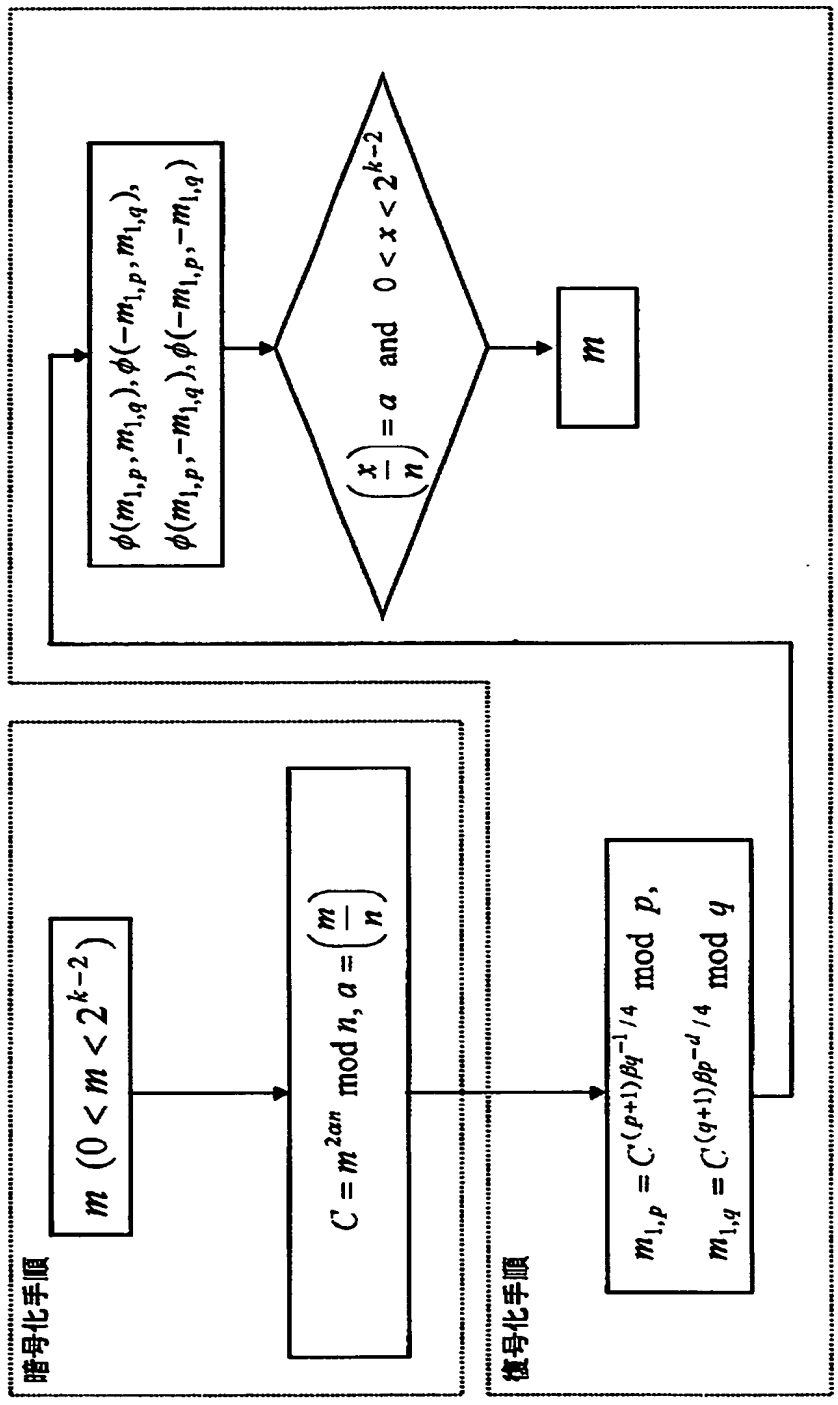
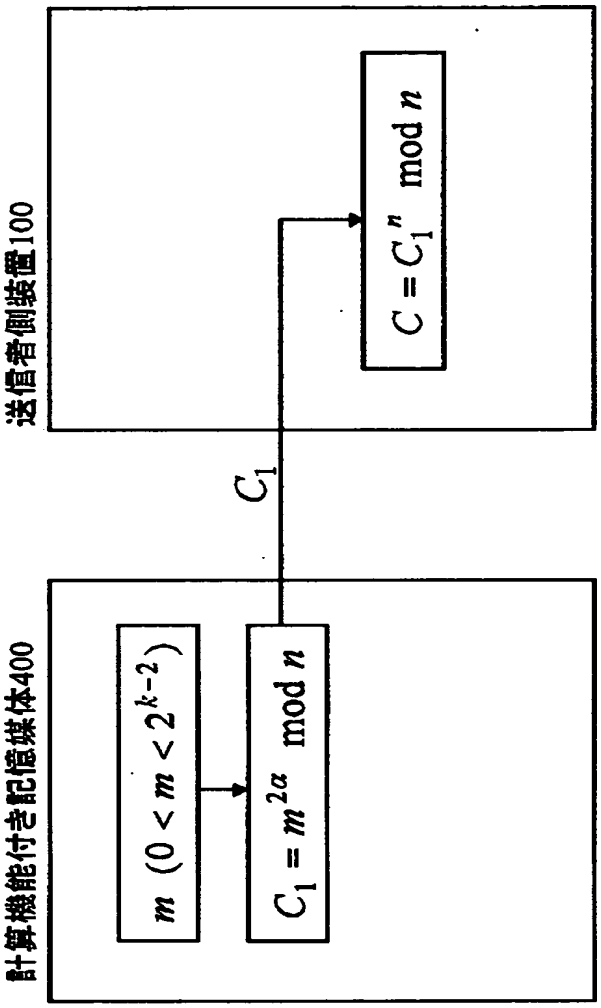

暗号化手順
$m\ (0 < m < 2^{k-2})$
$C = m^{2an} \bmod n,\ a = \left(\frac{m}{n}\right)$
復号化手順
$m_{1,p} = C^{(p+1)/8} \bmod p,$
$m_{1,q} = C^{(q+1)/8} \bmod q$
$\phi(m_{1,p}, m_{1,q}), \phi(-m_{1,p}, m_{1,q}),$
$\phi(m_{1,p}, -m_{1,q}), \phi(-m_{1,p}, -m_{1,q})$
$\left(\frac{x}{n}\right) = a$ and $0 < x < 2^{k-2}$
m

図5

【図６】

図６



【図７】

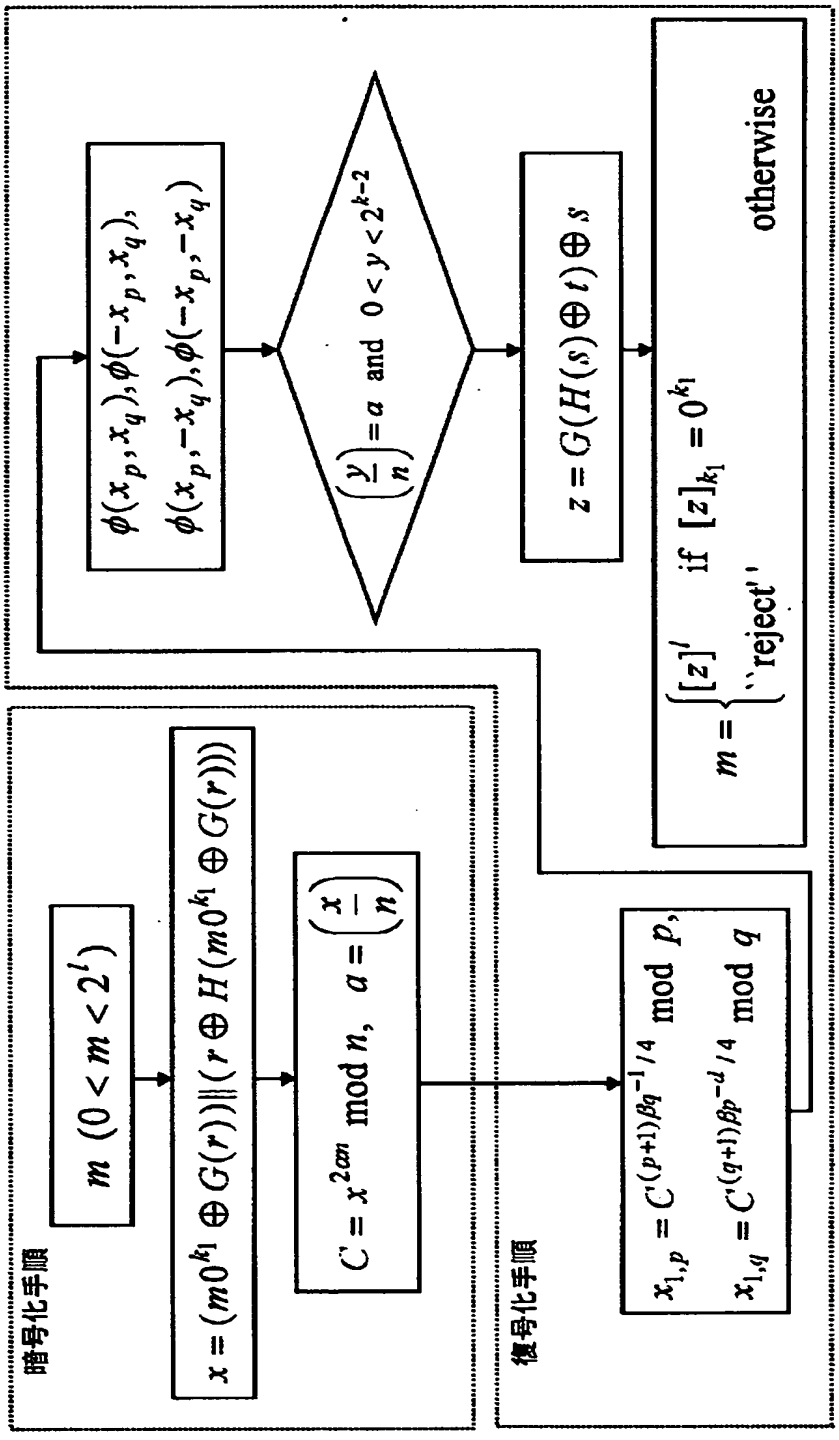

暗号化手順
$m\ (0<m<2^l)$
$x=(m0^{k_1}\oplus G(r))\|(r\oplus H(m0^{k_1}\oplus G(r)))$
$C=x^{2^{2m}} \bmod n,\quad a=\left(\frac{x}{n}\right)$
復号化手順
$x_{1,p}=C^{(p+1)/8q^{-1}/4} \bmod p,$
$x_{1,q}=C^{(q+1)/8p^{-d}/4} \bmod q$
$\phi(x_p,x_q),\phi(-x_p,x_q),$
$\phi(x_p,-x_q),\phi(-x_p,-x_q)$
$\left(\frac{y}{n}\right)=a$ and $0<y<2^{k-2}$
$z=G(H(s)\oplus t)\oplus s$
$m=\begin{cases}[z]^l & \text{if } [z]_{k_1}=0^{k_1}\\ \text{``reject''} & \text{otherwise}\end{cases}$

図 7

【図８】

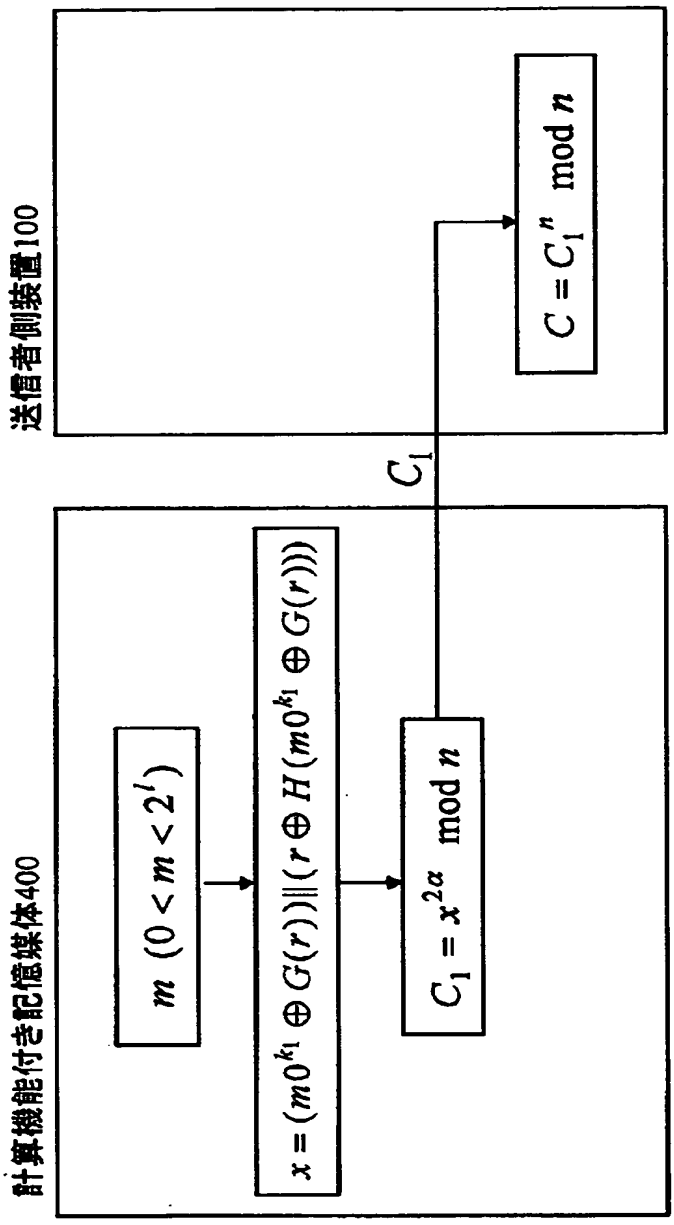

送信者側装置100
$C = C_1^n \bmod n$
C_1
計算機能付き記憶媒体400
$m \ (0 < m < 2^l)$
$x = (m0^{k1} \oplus G(r)) \| (r \oplus H(m0^{k1} \oplus G(r)))$
$C_1 = x^{2\alpha} \bmod n$

図８

【図９】

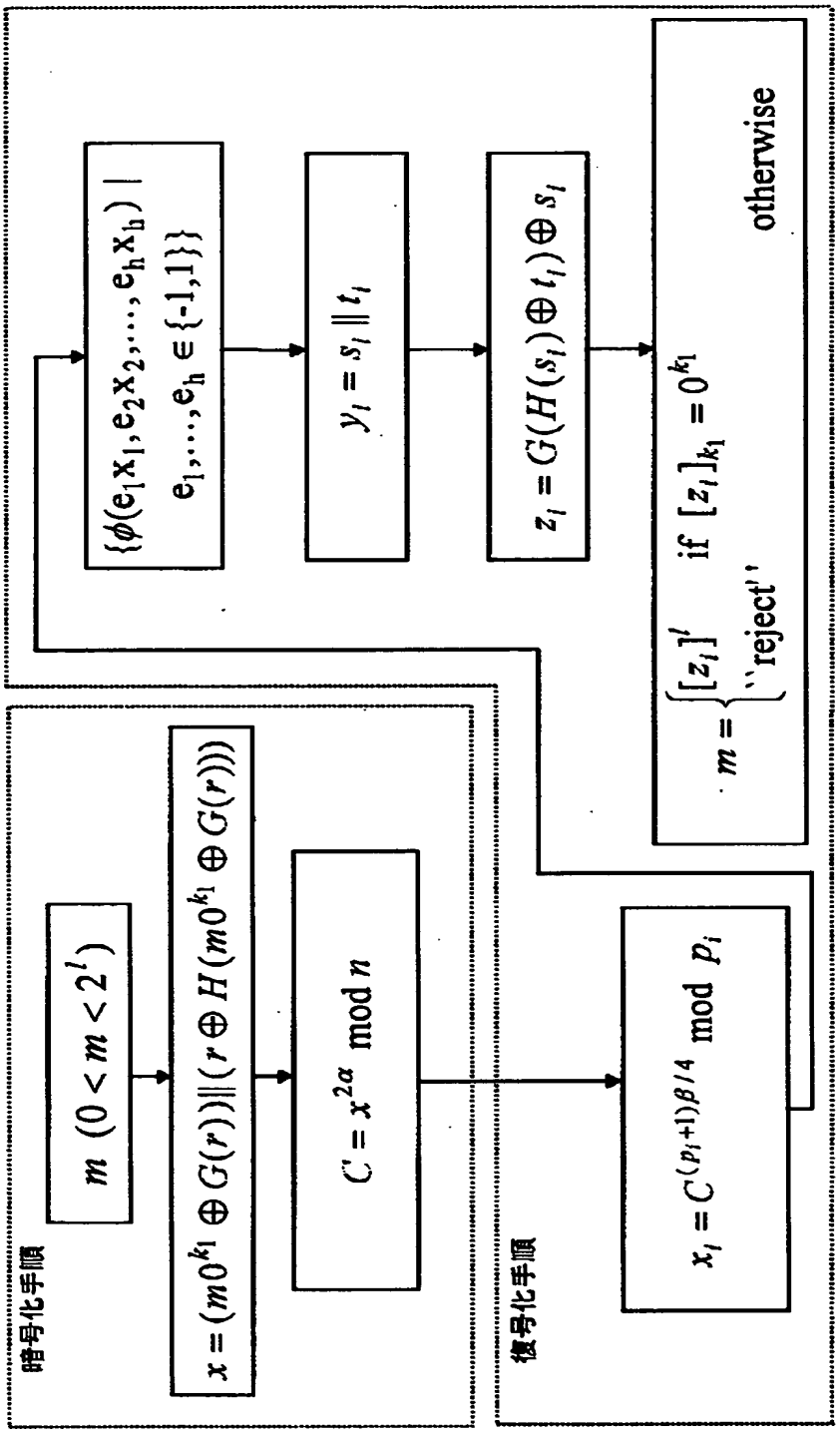

暗号化手順
$m \ (0 < m < 2^l)$
$x = (m0^{k_1} \oplus G(r)) \| (r \oplus H(m0^{k_1} \oplus G(r)))$
$C = x^{2\alpha} \bmod n$
復号化手順
$x_i = C^{(p_i+1)/4} \bmod p_i$
$m = \begin{cases} [z_l]^l & \text{if } [z_l]_{k_1} = 0^{k_1} \\ \text{``reject''} & \text{otherwise} \end{cases}$
$z_l = G(H(s_l)) \oplus t_l) \oplus s_l$
$y_l = s_l \| t_l$
$\{\phi(e_1x_1, e_2x_2, \ldots, e_hx_h) \mid e_1, \ldots, e_h \in \{-1,1\}\}$

図９

【図１０】

図 10

	暗号化	復号化	IND-CCA2
RSA	約 2～1500	約 400	No
ElGamal暗号	約 3000	約 1500	No
楕円曲線暗号	約 120	約 60	No
OAEP	約 2～1500	約 400	Yes
実施例11の方式	1	約 110	Yes

【書類名】　要約書

【要約】

【課題】

送信者は受信者の公開鍵を用いて送信者側装置100内で暗号文を作成し，通信回線300を介して受信者側装置200に送信し，受信者は秘密鍵を用いて暗号文の復号化を行う公開鍵暗号による暗号通信方法であって，安全性の証明が可能であり，かつ，効率性の高い公開鍵暗号方法を提供する。

【解決手段】

$n=p^dq$(p,q は素数，pq はk ビット)に対して，平文空間を開区間 $(0,2^{k-2})$ と小さな剰余群の部分集合となるように設定し，かつ，複数存在する2次方程式の解の関係を明確化できるようにアルゴリズムを構成する。これにより，素因数分解問題の困難性との等価性により安全性の証明が可能となり，かつ，従来方式に比べてより高速な復号化処理が可能となった。

【選択図】　図１

出　願　人　履　歴　情　報

識別番号　　〔０００００５１０８〕

１．変更年月日　　１９９０年　８月３１日
［変更理由］　新規登録
住　所　東京都千代田区神田駿河台４丁目６番地
氏　名　株式会社日立製作所